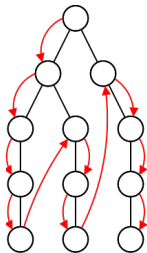


# Pesquisa em Grafos

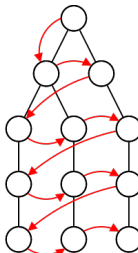
Pedro Ribeiro

DCC/FCUP

2020/2021



**Profundidade**

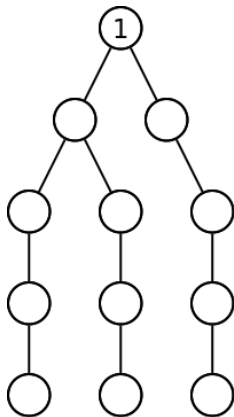


**Largura**

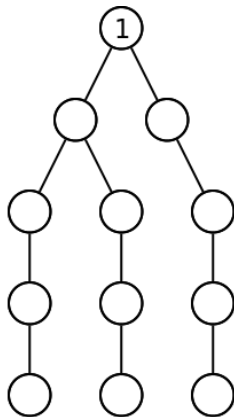
# Pesquisa em Grafos

- Uma das tarefas mais importantes é saber **percorrer** um grafo, ou seja **passar por todos os nós** usando para isso as **ligações entre eles**
- Chama-se a isto fazer uma **pesquisa** no grafo
- Existem dois tipos básicos de pesquisa que variam na **ordem em que percorrem os nós**:
  - ▶ **Pesquisa em Profundidade** (*Depth-First Search - DFS*)  
Pesquisar todo o grafo ligado a um nó adjacente antes de entrar no nó adjacente seguinte
  - ▶ **Pesquisa em Largura** (*Breadth-First Search - BFS*)  
Pesquisar os nós por ordem crescente da sua distância em termos de número de arestas para lá chegar

# Pesquisa em Grafos

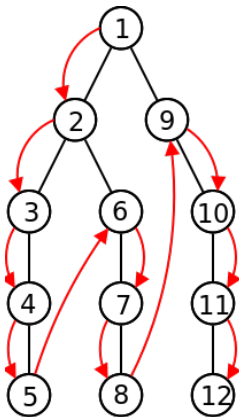


**Pesquisa em  
Profundidade**

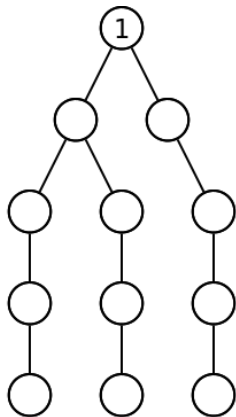


**Pesquisa em  
Largura**

# Pesquisa em Grafos

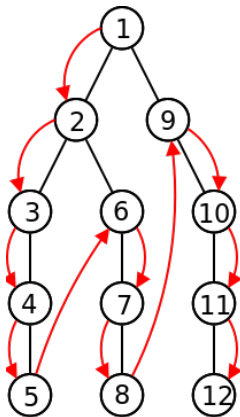


**Pesquisa em  
Profundidade**

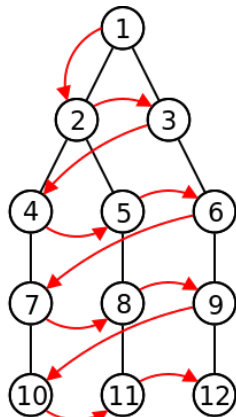


**Pesquisa em  
Largura**

# Pesquisa em Grafos



**Pesquisa em  
Profundidade**



**Pesquisa em  
Largura**

- Na sua essência, DFS e BFS fazem o "mesmo":  
**percorrer todos os nós**
- Quando usar um ou outro depende do problema e da **ordem em que nos interessa percorrer os nós**
- Vamos ver como **implementar** ambos e dar exemplos de várias aplicações

# Pesquisa em Profundidade

O "esqueleto" de uma pesquisa em profundidade:

## DFS (versão recursiva)

**dfs(nó  $v$ ):**

marcar  $v$  como visitado

**Para** todos os nós  $w$  adjacentes a  $v$  **fazer**

**Se**  $w$  ainda não foi visitado **então**

dfs( $w$ )

Complexidade:

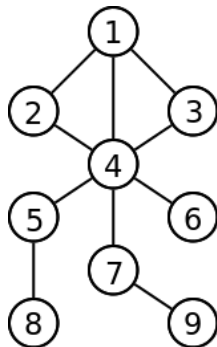
- Temporal:
  - ▶ Lista de Adjacências:  $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
  - ▶ Matriz de Adjacências:  $\mathcal{O}(|V|^2)$
- Espacial:  $\mathcal{O}(|V|)$

# Pesquisa em Profundidade

Vamos ver mesmo um programa exemplo a ser feito:  
(programa feito na aula, terão código equivalente no guião #07)

Imagine que um grafo (não dirigido) é dado como:

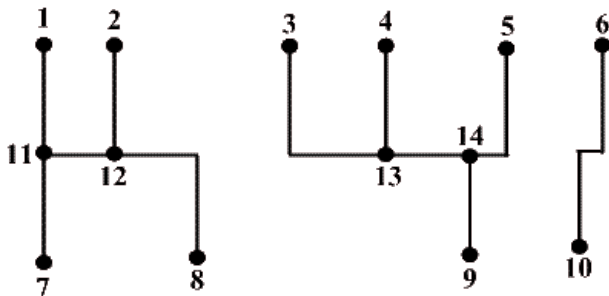
	9
	10
<i>num_nos</i>	1 2
<i>num_arestas</i>	1 3
<i>origem<sub>1</sub> fim<sub>1</sub></i>	1 4
<i>origem<sub>2</sub> fim<sub>2</sub></i>	2 4
<i>...</i>	3 4
<i>origem<sub> E </sub> fim<sub> E </sub></i>	4 5
	4 6
	4 7
	5 8
	7 9





# Componentes Conexos

- Descobrir o número de **componentes conexos** de um grafo  $G$
- **Exemplo:** o grafo seguinte tem **3 componentes conexos**



# Componentes Conexos

O "esqueleto" de um programa para resolver:

## Descobrir componentes conexos

contador  $\leftarrow 0$

marcar todos os nós como **não visitados**

**Para** todos os nós  $v$  do grafo **fazer**

**Se**  $v$  ainda não foi visitado **então**

        contador  $\leftarrow$  contador + 1

        dfs( $v$ )

    escrever(*contador*)

Complexidade temporal:

- Lista de Adjacências:  $\mathcal{O}(|V| + |E|)$
- Matriz de Adjacências:  $\mathcal{O}(|V|^2)$

# Grafos Implícitos

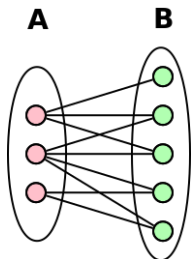
- Nem sempre é necessário guardar explicitamente o grafo.
- **Exemplo:** descobrir o número de "blobs" (manchas conexas) numa matriz. Duas células são adjacentes se estiverem ligadas vertical ou horizontalmente.

#.##..##		1.22..33
#.....##		1.....33
...##...	--> 4 blobs -->	...44...
...##...		...44...

- Para resolver basta fazer um  $dfs(x, y)$  para visitar a posição  $(x, y)$  e onde os adjacentes são  $(x + 1, y)$ ,  $(x - 1, y)$ ,  $(x, y + 1)$  e  $(x, y - 1)$
- Chamar um DFS para ir "colorindo" as componentes conexas é conhecido como fazer um **Flood Fill**.

# Grafos Bipartidos

- Um **grafo bipartido** é um grafo onde é possível dividir os nós em dois grupos A e B tal que cada aresta liga um nó de A a um nó de B:
  - ▶ Não podem existir arestas de A para A
  - ▶ Não podem existir arestas de B para B

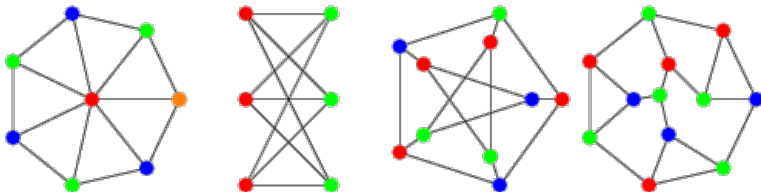


- Muitos grafos reais são deste tipo. Alguns exemplos:
  - ▶ Produtos e Compradores
  - ▶ Filmes e Actores
  - ▶ Livros e Autores
  - ▶ ...

# Grafos Bipartidos

## Colorindo Grafos

- O problema de **graph coloring** implica descobrir uma alocação de cores aos nós de um grafo tal que nunca aconteça que dois nós vizinhos tenham a mesma cor



- Dado um grafo qual o menor número de cores que precisamos?  
(o *chromatic number* de um grafo)
  - ▶ Para um grafo geral este problema é muito complicado e não existem soluções polinomiais.  
(este é um dos 21 problemas NP-completos originais)

# Grafos Bipartidos

## Algoritmo com DFS

- Saber se um grafo é bipartido é um caso particular de coloração
- Grafo bipartido  $\leftrightarrow$  **é possível colorir com duas cores?**
- Podemos adaptar um *dfs* para resolver:

### Algoritmo para testar se um grafo é bipartido

Fazer um dfs a partir de um nó  $u$  e colorir esse nó com uma cor

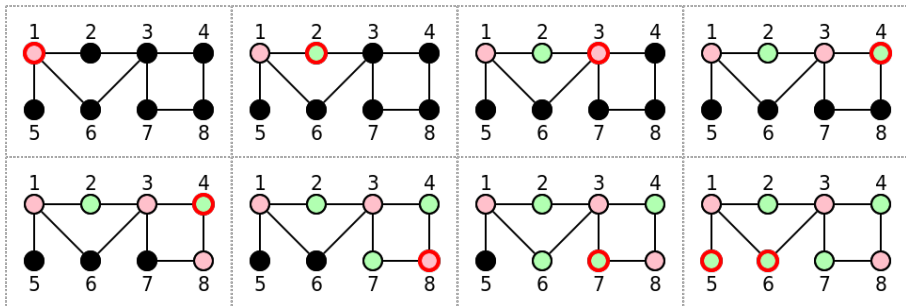
Para cada nó  $w$  vizinho de  $u$ :

- Se  $w$  não foi visitado, fazer  $\text{dfs}(w)$  e pintar  $w$  com cor diferente de  $v$
- Se  $w$  já foi visitado, verificar se cor é diferente
  - ▶ Se cor for igual, grafo não é bipartido!

# Grafos Bipartidos

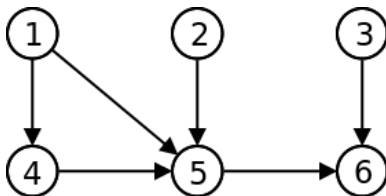
## Exemplo de funcionamento do algoritmo com DFS

- Nó preto: não visitado
- Nó vermelho: grupo A
- Nó verde: grupo B



# Ordenação Topológica

- Dado um grafo dirigido e acíclico  $G$ , descobrir uma ordenação dos nós, tal que nessa ordem  $u$  vem antes de  $v$  se e só se não existe uma aresta  $(v, u)$
- **Exemplo:** Para o grafo de baixo, uma possível ordenação topológica seria: 1, 2, 3, 4, 5, 6 (ou 1, 4, 2, 5, 3, 6 - existem ainda outras ordenações topológicas possíveis)



Um exemplo clássico de aplicação é decidir por qual ordem executar tarefas que têm precedências.



# Ordenação Topológica

- Como resolver este problema com DFS? Qual a relação da ordem em que um DFS visita os nós com uma ordenação topológica?

**Ordenação Topológica** -  $\mathcal{O}(|V| + |E|)$  (lista) ou  $\mathcal{O}(|V|^2)$  (matriz)

*ordem*  $\leftarrow$  lista vazia

marcar todos os nós como **não visitados**

**Para** todos os nós  $v$  do grafo **fazer**

**Se**  $v$  ainda não foi visitado **então**

dfs( $v$ )

escrever(*ordem*)

**dfs**(nó  $v$ ):

marcar  $v$  como visitado

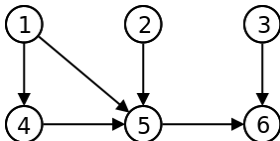
**Para** todos os nós  $w$  adjacentes a  $v$  **fazer**

**Se**  $w$  ainda não foi visitado **então**

dfs( $w$ )

adicionar  $v$  ao início da lista *ordem*

# Ordenação Topológica



Exemplo de execução:

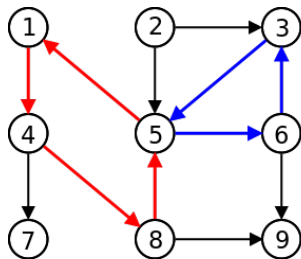
- $ordem = \emptyset$
- entra dfs(1) |  $ordem = \emptyset$
- entra dfs(4) |  $ordem = \emptyset$
- entra dfs(5) |  $ordem = \emptyset$
- entra dfs(6) |  $ordem = \emptyset$
- sai dfs(6) |  $ordem = 6$
- sai dfs(5) |  $ordem = 5, 6$
- sai dfs(4) |  $ordem = 4, 5, 6$
- sai dfs(1) |  $ordem = 1, 4, 5, 6$
- entra dfs(2) |  $ordem = 1, 4, 5, 6$
- sai dfs(2) |  $ordem = 2, 1, 4, 5, 6$
- entra dfs(3) |  $ordem = 2, 1, 4, 5, 6$
- sai dfs(3) |  $ordem = 3, 2, 1, 4, 5, 6$
- $ordem = 3, 2, 1, 4, 5, 6$

# Ordenação Topológica

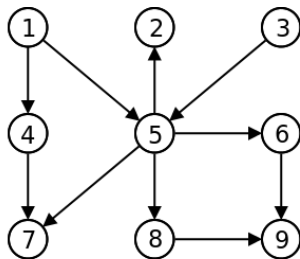
- A complexidade é  $\mathcal{O}(|V| + |E|)$  (com lista de adjacências) porque só passamos uma vez por cada nó e por cada aresta.
- Se implementarem (de forma "naive") a lista com arrays, a **operação "inserir no início"** pode custar  $\mathcal{O}(|V|)$ , fazendo com que o algoritmo passe a demorar  $\mathcal{O}(|V|^2)$
- Uma alternativa para usar arrays é **adicionar ao final** (em  $\mathcal{O}(1)$ ) e depois basta imprimir a **ordem inversa** da calculada!
- Um algoritmo sem DFS seria, de forma **greedy**, procurar um nó com grau de entrada igual a zero, adicioná-lo à ordem e depois retirar as suas arestas, repetindo depois o mesmo algoritmo para selecionar o próximo nó.
  - ▶ Uma implementação "naive" deste algoritmo demoraria  $\mathcal{O}(|V|^2)$  ( $|V|$  vezes procurar um mínimo entre todos os nós ainda não adicionados)

# Deteção de Ciclos

- Descobrir se grafo (dirigido)  $G$  é **acíclico** (não contém ciclos)
- **Exemplo:** o grafo da esquerda contém um ciclo, o grafo da direita não



Grafo com Ciclos



Grafo acíclico

# Detecção de Ciclos

Vamos usar 3 "cores":

- **Branco** - Nó não visitado
- **Cinzento** - Nó a ser visitado (ainda estamos a explorar descendentes)
- **Preto** - Nó já visitado (já visitamos todos os descendentes)

**Detecção de Ciclos** -  $\mathcal{O}(|V| + |E|)$  (lista) ou  $\mathcal{O}(|V|^2)$  (matriz)

$\text{cor}[v \in V] \leftarrow \text{branco}$

**Para** todos os nós  $v$  do grafo **fazer**

**Se**  $\text{cor}[v] = \text{branco}$  **então**  
         $\text{dfs}(v)$

**dfs**(nó  $v$ ):

$\text{cor}[v] \leftarrow \text{cinzento}$

**Para** todos os nós  $w$  adjacentes a  $v$  **fazer**

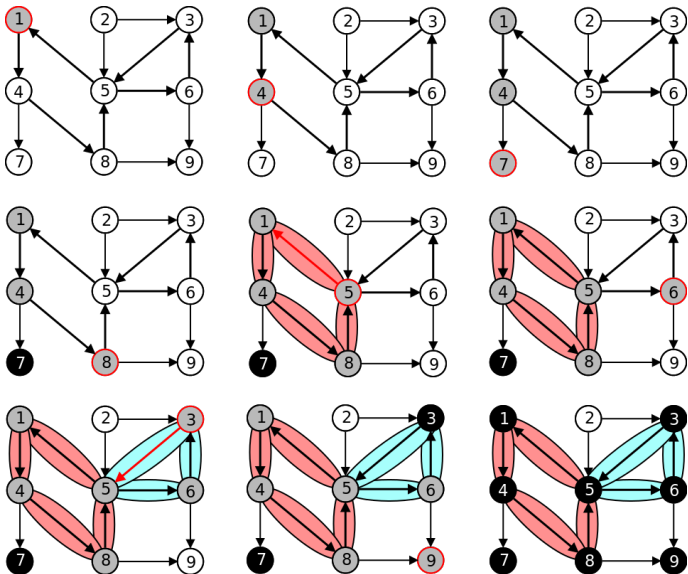
**Se**  $\text{cor}[w] = \text{cinzento}$  **então**  
            escrever("Ciclo encontrado!")

**Senão se**  $\text{cor}[w] = \text{branco}$  **então**  
             $\text{dfs}(w)$

$\text{cor}[v] \leftarrow \text{preto}$

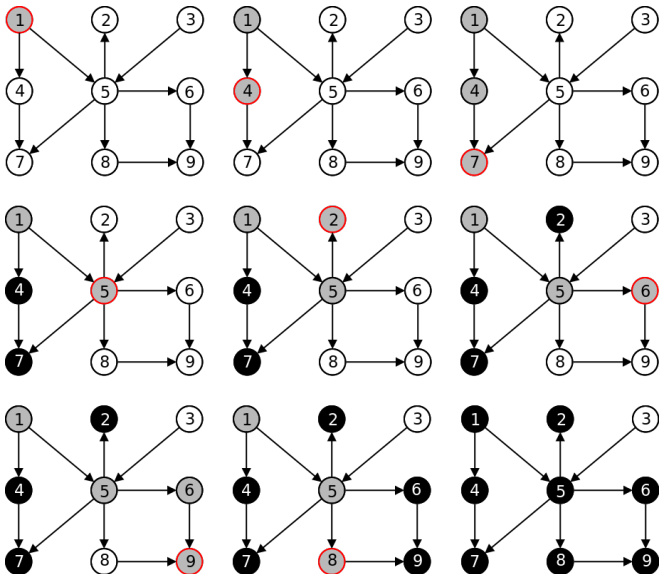
# Deteção de Ciclos

Exemplo de Execução (começando no nó 1) - Grafo com 2 ciclos



# Deteção de Ciclos

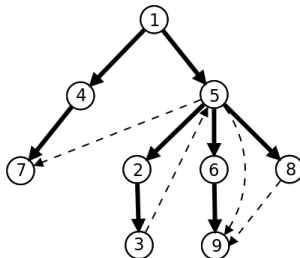
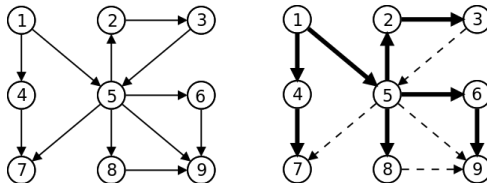
## Exemplo de Execução (começando no nó 1) - Grafo acíclico



# Classificação de Arestas por um DFS

## Uma outra "visão" de DFS

- Uma pesquisa em profundidade cria implicitamente uma **árvore de pesquisa**, que corresponde às arestas que levaram à exploração de nós

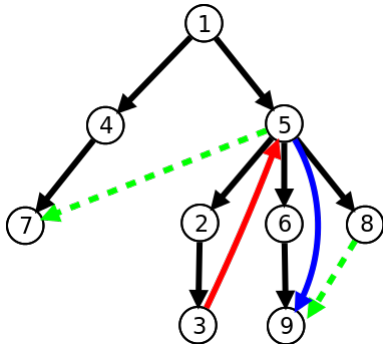
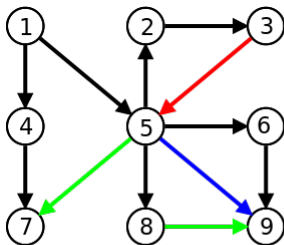




# Classificação de Arestas por um DFS

## Uma outra "visão" de DFS

- Uma visita por DFS classifica as arestas em 4 categorias
  - ▶ **Tree Edges** - Arestas da árvore de DFS
  - ▶ **Back Edges** - Aresta de um nó para um antecessor na árvore
  - ▶ **Forward Edges** - Arestas de um nó para um seu sucessor na árvore
  - ▶ **Cross Edges** - Todas as outras (de um ramo para outro ramo)



# Classificação de Arestas por um DFS

Uma outra "visão" de DFS

- Um exemplo de aplicação: descobrir ciclos é descobrir... **Back Edges!**
- Perceber os tipos de arestas ajuda a resolver problemas!
- Nota: um grafo não dirigido apenas tem **Tree Edges** e **Back Edges**.

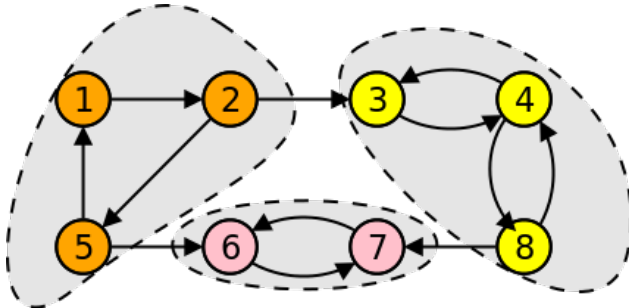
# Componentes Fortemente Conexos

Uma aplicação mais elaborada de DFS

- Decompor um grafo nos seus **componentes fortemente conexos**

Um **componente fortemente conexo** (CFC) é um subgrafo maximal onde existe um caminho (dirigido) entre quaisquer pares de nós do grafo.

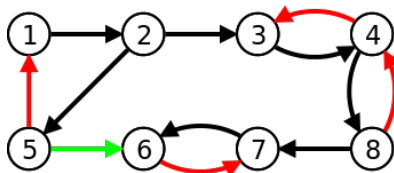
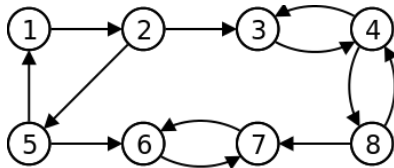
Um exemplo de um grafo e os seus três CFCs:



# Componentes Fortemente Conexos

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

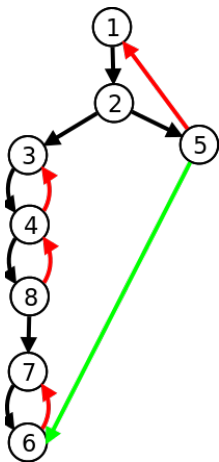
- Como calcular os componentes fortemente conexos?
- Vamos tentar usar as nossas noções de arestas para nos ajudar:



# Componentes Fortemente Conexos

Uma aplicação mais elaborada de DFS

- Vamos olhar bem para a árvore gerada:



- Qual é o antecessor de um nó que é atingível por ele?
  - ▶ 1: é o próprio 1
  - ▶ 2: é o 1
  - ▶ 5: é o 1
  - ▶ 3: é o próprio 3
  - ▶ 4: é o 3
  - ▶ 8: é o 3
  - ▶ 7: é o próprio 7
  - ▶ 6: é o 7
- *Et voilà!* Aqui estão os nossos CFCs!

# Componentes Fortemente Conexos

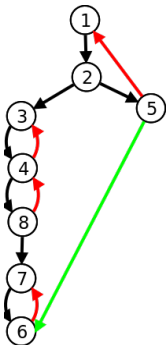
## Uma aplicação mais elaborada de DFS

- Vamos acrescentar mais 2 propriedades aos nós numa visita dfs:

- ▶ **num(i)**: ordem em que  $i$  é visitado
- ▶ **low(i)**: menor  $num(i)$  atingível pela subárvore que começa em  $i$ .

É o mínimo entre:

- ★  $num(i)$
- ★ menor  $num(v)$  entre todos os back edges  $(i, v)$
- ★ menor  $low(v)$  entre todos os tree edges  $(i, v)$



i	num(i)	low(i)
1	1	1
2	2	1
3	3	3
4	4	3
5	8	1
6	7	6
7	6	6
8	5	4

# Componentes Fortemente Conexos

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

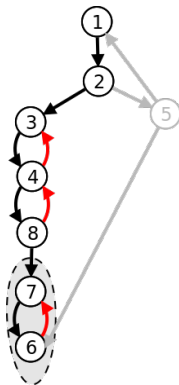
Ideia do **Algoritmo de Tarjan** para descobrir CFCs:

- Fazer um **DFS** e em cada nó  $i$ :
  - ▶ Ir colocando os nós numa **pilha S**
  - ▶ Calcular e guardar os valores de **num(i)** e **low(i)**.
  - ▶ Se à saída da visita a  $i$  tivermos um **num(i) = low(i)**, então  $i$  é a "raíz" de um CFC. Nesse caso retirar tudo o que está na pilha até  $i$  e reportar esses elementos como um CFC!

# Componentes Fortemente Conexos

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

Exemplo de execução: no momento em que saímos de  $dfs(7)$ , descobrimos que  $num(7) = low(7)$  (7 é a "raíz" de um componente fortemente conexo)



Estado da pilha **S**:

6  
7  
8  
4  
3  
2  
1

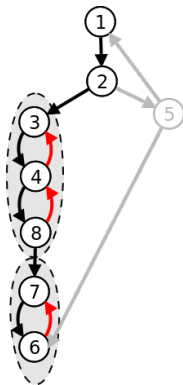
Retiramos tudo da pilha até ao **7**, e fazemos output do CFC: **{6, 7}**



# Componentes Fortemente Conexos

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

Exemplo de execução: no momento em que saímos de  $dfs(3)$ , descobrimos que  $num(3) = low(3)$  (3 é a "raíz" de um componente fortemente conexo)



Estado da pilha **S**:

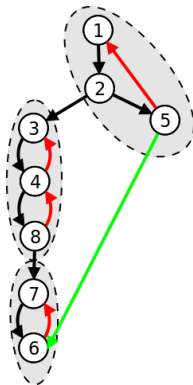
8  
4  
3  
2  
1

Retiramos tudo da pilha até ao **3**, e fazemos output do CFC: **{8, 4, 3}**

# Componentes Fortemente Conexos

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

Exemplo de execução: no momento em que saímos de  $dfs(1)$ , descobrimos que  $num(1) = low(1)$  (1 é a "raíz" de um componente fortemente conexo)



Estado da pilha **S**:

5  
2  
1

Retiramos tudo da pilha até ao **3**, e fazemos output do CFC: **{5, 2, 1}**

# Componentes Fortemente Conexos

## Algoritmo de Tarjan para CFCs

$index \leftarrow 0$  ;  $S \leftarrow \emptyset$

**Para** todos os nós  $v$  do grafo **fazer**

**Se**  $num[v]$  ainda não está definido **então**  
         $dfs\_cfc(v)$

**$dfs\_cfc(nó\ v)$ :**

$num[v] \leftarrow low[v] \leftarrow index$  ;  $index \leftarrow index + 1$  ;  $S.push(v)$   
    /\* Percorrer arestas de  $v$  \*/

**Para** todos os nós  $w$  adjacentes a  $v$  **fazer**

**Se**  $num[w]$  ainda não está definido **então** /\* Tree Edge \*/  
             $dfs\_cfc(w)$  ;  $low[v] \leftarrow \min(low[v], low[w])$

**Senão se**  $w$  está em  $S$  **então** /\* Back Edge \*/  
             $low[v] \leftarrow \min(low[v], num[w])$

    /\* Sabemos que estamos numa raiz de um SCC \*/

**Se**  $num[v] = low[v]$  **então**

        Começar novo CFC  $C$

**Repetir**

$w \leftarrow S.pop()$  ; Adicionar  $w$  a  $C$

**Até**  $w = v$

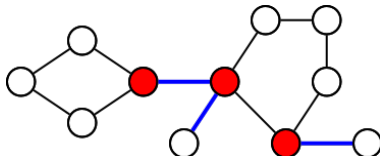
        Escrever  $C$

# Pontos de Articulação e Pontes

Um **ponto de articulação** é um **nó** cuja remoção aumenta o número de componentes conexos.

Uma **ponte** é uma **aresta** cuja remoção aumenta o número de componentes conexos.

Exemplo (a vermelho os pontos de articulação, a azul as pontes):



Um grafo sem pontos de articulação diz-se **biconexo**.

# Pontos de Articulação

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

- Descobrir os **pontos de articulação** é um problema muito útil
  - ▶ Por exemplo, um grafo "robusto" a ataques não deve estar sujeito a ter pontos de articulação que se forem "atacados" o tornem desconexo.
- Como calcular? Um possível **algoritmo**:
  - 1 Fazer um DFS e contar número de componentes conexos
  - 2 Retirar do grafo original um nó e executar novo DFS, contando núm. de componentes conexos. Caso o número aumente, então o nó é um ponto de articulação.
  - 3 Repetir o passo 2 para todos os nós do grafo
- Qual seria a **complexidade** deste método?  $\mathcal{O}(V(V + E))$ , pois vamos ter de fazer  $V$  chamadas um DFS, e cada chamada demora  $V + E$ .
- **É possível fazer melhor... fazendo um único DFS!**

# Pontos de Articulação

Uma aplicação mais elaborada de DFS

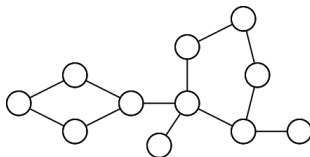
Uma ideia:

- Aplicar DFS no grafo e obter a **árvore de DFS**
- Se um **nó  $v$  tem um filho  $w$  que não tem nenhum caminho para um antecessor de  $v$ , então  $v$  é um ponto de articulação!** (pois retirá-lo desliga  $w$  do resto do grafo)
  - ▶ Isto corresponde a verificar que  $low[u] \geq num[v]$
- A única exceção é a **raíz** da pesquisa. Se tiver mais que um filho... então é também ponto de articulação!

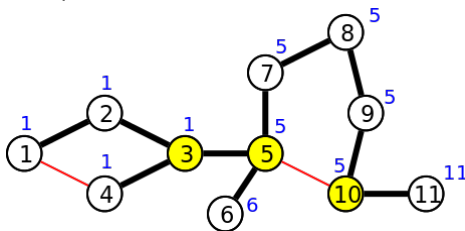
# Pontos de Articulação

## Uma aplicação mais elaborada de DFS

- Um grafo exemplo:

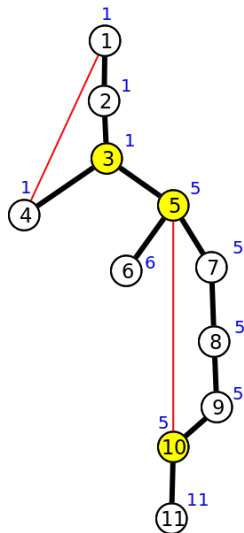


- $num[i]$  - números dentro do nó
- $low[i]$  - números a azul
- pontos de articulação: nós a amarelo



# Pontos de Articulação

Uma aplicação mais elaborada de DFS



- 3 é ponto de articulação:  
 $low[5] = 5 \geq num[3] = 3$
- 5 é ponto de articulação:  
 $low[6] = 6 \geq num[5] = 5$   
ou  
 $low[7] = 5 \geq num[5] = 5$
- 10 é ponto de articulação:  
 $low[11] = 11 \geq num[10] = 10$
- 1 não é ponto de articulação:  
só tem um tree edge



# Pontos de Articulação

Algoritmo muito parecido com CFCs, mas com DFS diferente:

## Algoritmo para descobrir pontos de articulação

**dfs\_art**(nó  $v$ ):

$num[v] \leftarrow low[v] \leftarrow index$  ;  $index \leftarrow index + 1$  ;  $S.push(v)$

**Para** todos os nós  $w$  adjacentes a  $v$  **fazer**

**Se**  $num[w]$  ainda não está definido **então** /\* Tree Edge \*/

**dfs\_art**( $w$ ) ;  $low[v] \leftarrow \min(low[v], low[w])$

**Se**  $low[w] \geq num[v]$  **então**

**escrever**( $v + \text{"é um ponto de articulação"}$ )

**Senão se**  $w$  está em  $S$  **então** /\* Back Edge \*/

$low[v] \leftarrow \min(low[v], num[w])$

$S.pop()$

Em vez da stack, podíamos usar as cores (cinzento significa que está na stack)

# Pesquisa em Largura

- Uma pesquisa em largura (BFS) é muito semelhante a uma DFS. Só muda a ordem em que se visita os nós!
- Em vez de usarmos recursividade, vamos manter explicitamente uma fila de nós não visitados ( $q$ )

## Esqueleto da Pesquisa em Largura - $O(V+E)$

**bfs**(nó  $v$ ):

$q \leftarrow \emptyset$  /\* Fila de nós não visitados \*/

$q.enqueue(v)$

marcar  $v$  como visitado

**Enquanto**  $q \neq \emptyset$  /\* Enquanto existirem nós por processar \*/

$u \leftarrow q.dequeue()$  /\* Retirar primeiro elemento de  $q$  \*/

**Para** todos os nós  $w$  adjacentes a  $u$  **fazer**

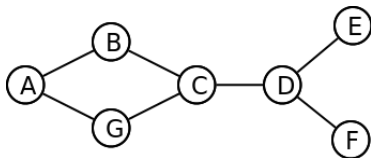
**Se**  $w$  ainda não foi visitado **então** /\* Novo nó! \*/

$q.enqueue(w)$

    marcar  $w$  como visitado

# Pesquisa em Largura

- Um exemplo:



- 1 Inicialmente temos que  $q = \{A\}$
- 2 Retiramos **A**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{B, G\}$ )
- 3 Retiramos **B**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{G, C\}$ )
- 4 Retiramos **G**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{C\}$ )
- 5 Retiramos **C**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{D\}$ )
- 6 Retiramos **D**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{E, F\}$ )
- 7 Retiramos **E**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{F\}$ )
- 8 Retiramos **F**, adicionamos vizinhos não visitados ( $q = \{\}$ )
- 9  $q$  vazia, terminamos a pesquisa em largura

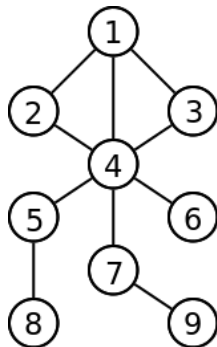
# Pesquisa em Largura

Vamos ver uma implementação a ser feita:

(programa feito na aula, código irá ser colocado aqui)

Imagine que um grafo (não dirigido) é dado como:

	9
	10
<i>num_nos</i>	1 2
<i>num_arestas</i>	1 3
<i>origem<sub>1</sub> fim<sub>1</sub></i>	1 4
<i>origem<sub>2</sub> fim<sub>2</sub></i>	2 4
<i>...</i>	3 4
<i>origem<sub> E </sub> fim<sub> E </sub></i>	4 5
	4 6
	4 7
	5 8
	7 9



# Pesquisa em Largura

## Calculando distâncias

- Quase tudo o que pode ser feito com DFS também pode ser feito com BFS!
- Uma diferença importante é que na BFS visitamos os nós pela sua ordem de distância (em termos de número de arestas) ao nó inicial!
- Desse modo BFS pode ser usada para descobrir **distâncias mínimas** entre nós num grafo não dirigido.
- Vamos ver o que realmente muda no código

# Pesquisa em Largura

## Calculando distâncias

- A vermelho estão as linhas que é necessário acrescentar. Em *no.distancia* fica guardada a distância ao nó *v*.

## Pesquisa em Largura - Distâncias

**bfs**(nó *v*):

$q \leftarrow \emptyset$  /\* Fila de nós não visitados \*/

*q.enqueue(v)*

*v.distancia*  $\leftarrow 0$  /\* distância de *v* a si próprio é zero \*/

marcar *v* como visitado

**Enquanto**  $q \neq \emptyset$  /\* Enquanto existirem nós por processar \*/

$u \leftarrow q.dequeue()$  /\* Retirar primeiro elemento de *q* \*/

**Para** todos os nós *w* adjacentes a *u* **fazer**

**Se** *w* ainda não foi visitado **então** /\* Novo nó! \*/

*q.enqueue(w)*

marcar *w* como visitado

*w.distancia*  $\leftarrow u.distancia + 1$

# Pesquisa em Largura

## Mais aplicações

- BFS pode ser aplicada em qualquer tipo de grafos
- Considere por exemplo que quer saber a **distância mínima** entre um ponto de **partida** (P) e um ponto de **chegada** (C) num labirinto 2D:

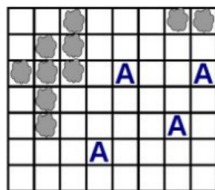
#####		#####
#P.....#		#P12345#
####.###	--->	####4###
#C.....#	BFS a partir de P	#876567#
#####		#####

- ▶ Um nó neste grafo é a posição  $(x, y)$
- ▶ Os nós adjacentes são  $(x + 1, y)$ ,  $(x - 1, y)$ ,  $(x, y + 1)$  e  $(x, y - 1)$
- ▶ Todo o resto da BFS fica igual! (demora  $\mathcal{O}(\text{linhas} \times \text{colunas})$ )
- ▶ Para colocar na fila precisamos de saber representar uma par de coordenadas (ex: struct em C, pair ou class em C++, class em Java).

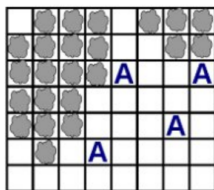
# Pesquisa em Largura

## Mais aplicações

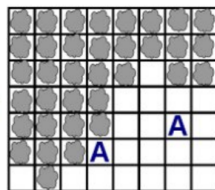
- Vamos ver um problema que saiu na qualificação das ONI'2010
- O problema foi inspirado na erupção do **vulcão Eyjafjallajökull**, cuja nuvem de cinzas tantos problemas causou no tráfego aéreo na europa.
- Imagine que a posição da **nuvem de cinzas** lhe é dada numa matriz e que em cada unidade de tempo a nuvem se expande uma quadrícula na horizontal e na vertical. Os A's são aeroportos.



Hoje



Amanhã (1 dia depois)

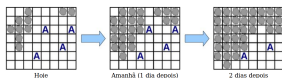


2 dias depois



# Pesquisa em Largura

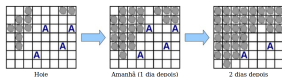
## Mais aplicações



- O problema pede:
  - ▶ Qual o **primeiro aeroporto** a ser coberto pelas cinzas
  - ▶ Quanto tempo até **todos** os aeroportos estarem cobertos pelas cinzas
- Seja  $dist(A_i)$  a distância do aeroporto  $i$  até uma qualquer nuvem
- O problema pede a menor  $dist(A_i)$  e a maior  $dist(A_i)$  !
- Uma maneira seria fazer uma BFS a partir de todos os aeroportos  
 $\mathcal{O}(\text{num\_aeroportos} \times \text{linhas} \times \text{colunas})$
- Outra maneira seria fazer uma BFS a partir de todas as cinzas  
 $\mathcal{O}(\text{num\_cinzas} \times \text{linhas} \times \text{colunas})$
- Como fazer melhor, e executar apenas uma BFS?

# Pesquisa em Largura

## Mais aplicações



- Ideia: inicializar a lista da BFS com todas as cinzas!
- Tudo o resto fica igual.

...#...	.. <b>1</b> # <b>1</b> ..	. <b>2</b> 1# <b>12</b> .	<b>3</b> 21#12 <b>3</b>	321#123
..##...	. <b>1</b> ## <b>1</b> ..	<b>2</b> 1## <b>12</b> .	21##123	21##123
.####...	-> <b>1</b> #### <b>1</b> .	-> 1#### <b>12</b>	-> 1####12	-> 1####12
.....	<b>11111</b> ..	11111 <b>12</b> .	111112 <b>3</b>	1111123
##.....	## <b>1</b> ....	##1 <b>22</b> ..	##122 <b>3</b> .	##1223 <b>4</b>

- As distâncias vão ser as que queremos.
- Cada célula só vai ser percorrida uma vez!  $\mathcal{O}(\text{linhas} \times \text{colunas})$

# Pesquisa em Largura

## Mais aplicações

- Vamos a um último problema onde o grafo não existe "explicitamente" [*problema original das IOI'1996*]
- Considere o seguinte puzzle (uma espécie de cubo de Rubik "plano")

► A posição inicial do puzzle é:

1	2	3	4
8	7	6	5

► Em cada jogada pode fazer um de três movimentos:

★ **Movimento A:** trocar as fila superior com a inferior

8	7	6	5
1	2	3	4

★ **Movimento B:** shift do rectângulo para a direita

4	1	2	3
5	8	7	6

★ **Movimento C:** rotação (sentido do ponteiros do relógio) das 4 células do meio

1	7	2	4
8	6	3	5

► Quantas jogadas precisa para chegar a uma dada posição?

# Pesquisa em Largura

## Mais aplicações

- Pode ser resolvido... com **pesquisa em largura**!
- O nó inicial é... a posição inicial.
- Os nós adjacentes são... as posições que se podem alcançar usando movimentos A, B ou C.
- Quando atingimos a posição desejada... sabemos necessariamente a distância mínima (nº jogadas) para lá chegar!
- O (mais) difícil é... saber como representar os estados! :)